

(2)

# PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11)Publication number : 06-021916  
 (43)Date of publication of application : 28.01.1994

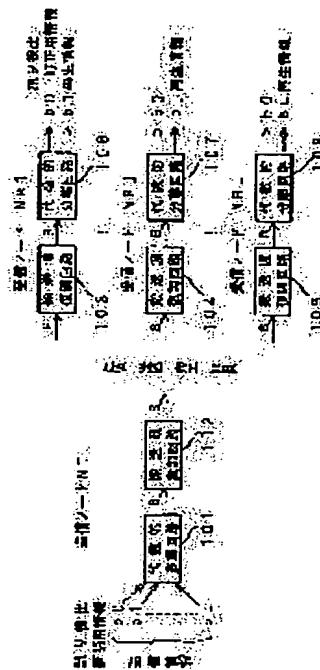
(51)Int.CI. H04J 13/00  
 H04L 1/00

(21)Application number : 04-172743 (71)Applicant : TOSHIBA CORP  
 (22)Date of filing : 30.06.1992 (72)Inventor : YAMAZAKI SHOICHIRO

## (54) CODE DIVIDING MULTIPLEX COMMUNICATION SYSTEM

### (57)Abstract:

**PURPOSE:** To attain the multiple access with division of a code of the high receiving quality and in a simple circuit constitution.  
**CONSTITUTION:** At a transmitter station NT, the transmission information  $b_1 \dots b_L$  and the error detection/correction information  $b_0$  as the algebraically multiplexed information based on a Chinese remainder theorem. At a receiving state NR $j$ , the multiplexed information is algebraically demultiplexed and reproduces the information  $b_1 \dots b_L$  and  $b_0$  which are received from the station NT. Then the error of the algebraically multiplexed information caused on a transmission line set between the transmitting and receiving stations is detected and corrected based on the error detection/correction information.



Best Available Copy

### LEGAL STATUS

[Date of request for examination]

[Date of sending the examiner's decision of rejection]

[Kind of final disposal of application other than the examiner's decision of rejection or application converted registration]

[Date of final disposal for application]

[Patent number]

[Date of registration]

[Number of appeal against examiner's decision of rejection]

[Date of requesting appeal against examiner's decision of rejection]

[Date of extinction of right]

Copyright (C) 1998,2003 Japan Patent Office

(2)

(19)日本国特許庁 (JP)

## (12) 公開特許公報 (A)

(11)特許出願公開番号

特開平6-21916

(43)公開日 平成6年(1994)1月28日

(51)Int.Cl.<sup>5</sup>  
 H 04 J 13/00  
 H 04 L 1/00

識別記号 庁内整理番号  
 Z 7117-5K  
 B 9371-5K

F I

技術表示箇所

審査請求 未請求 請求項の数 8(全 12 頁)

(21)出願番号

特願平4-172743

(22)出願日

平成4年(1992)6月30日

(71)出願人 000003078

株式会社東芝

神奈川県川崎市幸区堀川町72番地

(72)発明者 山㟢 彰一郎

神奈川県川崎市幸区柳町70番地 株式会社  
東芝柳町工場内

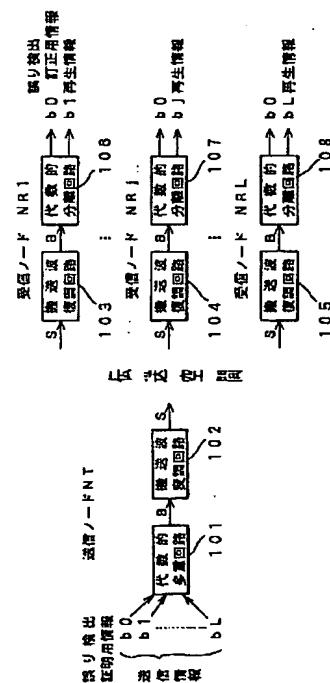
(74)代理人 弁理士 須山 佐一

## (54)【発明の名称】 符号分割多重通信システム

## (57)【要約】

【目的】 受信品質の良い符号分割による多元接続を簡単な回路構成で提供できる。

【構成】 送信局N Tで複数の送信情報  $b_1, \dots, b_L$  と誤り検出・訂正用の情報  $b_0$  を中国人剩余定理に基づいて代数的に多重された情報を生成して伝送する。一方、受信局N R<sub>1</sub>では多重された情報を代数的に分離し、送信局N Tからの情報  $b_1, \dots, b_L$  と誤り検出・訂正用の情報  $b_0$  を再生する。伝送路で生じた誤りは誤り検出・訂正用の情報を送信局と受信局の間で既知として伝送路で生じた代数的に多重された情報の誤りを検出し訂正する。



2

## 【特許請求の範囲】

【請求項1】 少なくとも1つの送信局とこの送信局から送られる符号分割多重による信号を受信する受信局とを有する符号分割多重通信システムであって、前記送信局は、  
前記受信局に送信すべき情報と誤り検出あるいは誤り訂正のための情報を多重分離符号によって代数的に多重する代数的多重手段と、  
前記代数的多重手段によって多重された情報を伝送空間に出力する出力手段とを具備し、  
前記受信局は、  
前記伝送空間からの信号を受信する受信手段と、  
前記受信手段によって受信された信号を前記多重分離符号によって分離して前記送信すべき情報と前記誤り検出あるいは誤り訂正のための情報を再生する代数的分離手段と、  
前記代数的分離手段によって再生された前記誤り検出あるいは誤り訂正のための情報に基づいて前記送信すべき情報の誤り処理を実行する誤り処理手段とを具備することを特徴とする符号分割多重通信システム。

【請求項2】 前記誤り検出あるいは誤り訂正のための情報は前記受信局に既知であり、前記受信局は再生された前記誤り検出あるいは誤り訂正のための情報と既知である前記誤り検出あるいは誤り訂正のための情報との差異に基づいて前記送信すべき情報の誤りを検出することを特徴とする請求項1記載の符号分割多重通信システム。

【請求項3】 前記送信局の前記代数的多重手段は前記複数の受信局のうちの信号の送り先の受信局に対応した多重分離符号によって代数的に多重化し、前記受信局の前記代数的分離手段は固有の多重分離符号を用いて代数的に分離することを特徴とする請求項1記載の符号分割多重通信システム。

【請求項4】 前記代数的多重手段は前記送信すべき情報を前記多重分離符号を用いて中国人剩余定理に基づく演算により実行し、前記代数的分離手段は前記多重分離符号を法とする剩余演算により実行することを特徴とする請求項1記載の符号分割多重通信システム。

【請求項5】 前記受信局は複数であり、前記送信局の前記代数的多重手段は前記複数の受信局のうちの信号の送り先の受信局に対応した多重分離符号によって代数的に多重化し、前記受信局の前記代数的分離手段は固有の多重分離符号を用いて代数的に分離することを特徴とする請求項1記載の符号分割多重通信システム。

【請求項6】 前記多重分離符号は既約多項式で構成されており、前記既約多項式の少なくとも一部が互いに異なることを特徴とする請求項1記載の符号分割多重通信システム。

【請求項7】 前記送信すべき情報がブロック化された情報で構成されることを特徴とする請求項1記載の符号分割多重通信システム。

【請求項8】 前記送信局は代数的に多重化された前記送信すべき情報をスペクトラム拡散符号に基づいてスペクトラム拡散して前記伝送路に送出するスペクトラム拡散手段をさらに具備し、前記受信局は前記伝送路から受信した信号を、前記スペクトラム拡散符号に基づいてスペクトラム拡散復調するスペクトラム拡散復調手段をさらに具備することを特徴とする請求項1記載の符号分割多重通信システム。

## 【発明の詳細な説明】

## 【0001】

【産業上の利用分野】 本発明は複数の通信局間で多元接続通信を行う符号分割多重通信システムに関する。

## 【0002】

【従来の技術】 符号分割多重通信システムとしてはスペクトラム拡散通信システムが一般的である。スペクトラム拡散通信システムについては“スペクトラム拡散通信システム”科学技術出版社(1988年)に詳細に記載されている。

【0003】 図5は従来のスペクトラム拡散通信システムの構成を示すブロック図であり、図6は図5における各部の信号のスペクトラムを示す図である。

【0004】 スペクトラム拡散通信システムの送信側では送信情報を搬送波でPSK(frequency shift keying)、FM(frequency modulation)、AM(amplitude modulation)等の1次変調した後、送信情報よりもはるかに広帯域な拡散符号で乗算することにより2次変調した後30に送信する。このため拡散変調後の信号のスペクトラム(図6(b))は拡散前のスペクトラム(図6(a))よりもはるかに広帯域となる。そして、単位周波数当たりの電力密度が著しく低下し、他の通信への妨害が回避される。

【0005】 一方、スペクトラム拡散通信システムの受信側では受信信号を送信側と同一の拡散符号で乗算することにより2次復調する。そして、さらに1次復調で搬送波を除いて情報を再生する。この場合、図6(c)に示すように変調の際と同一の拡散符号を使用した場合に

40のみ再生する事が可能であり、図6(d)に示すように変調時と異なった拡散符号を使用すると、情報は拡散されたままであり再生できない。このため複数の送信情報が各々異なった拡散符号で変調された信号が同一周波数帯域に存在する場合、各々の送信情報の変調時と同一の拡散符号を用いて復調することによって各々の送信情報を再生できる。従って送信局-受信局の一対の組み合わせに少なくとも1個の固有の拡散符号を割り当てて複数の通信局間のランダムアクセスの送受信の多重通信が同一周波数帯域で可能となる。

【0006】 スペクトラム拡散通信システムは以下のよ

うな利点を有する。

【0007】(1) 信号帯域を拡散するため、電力密度が低くなり、他の通信への妨害を与え難いと同時に、他からの妨害を受け難い。

【0008】(2) 同一周波数帯域でのランダムアクセスの多重通信が可能である。

【0009】乗法の周波数拡散前の周波数帯域(B)と、拡散後の周波数帯域(W)との比を処理利得( $G_p = W/B$ )と呼び、処理利得が大きい程、受信信号の品質が向上する。

【0010】図7は従来の多元接続による符号分割多重システムの構成を示すブロック図である。

【0011】同図に示すように、送信局NT<sub>1</sub>、NT<sub>2</sub>、…、NT<sub>K</sub>では、送信情報b<sub>11</sub>、…、b<sub>KL</sub>を、それぞれ、送信信号S<sub>11</sub>、…、S<sub>KL</sub>を伝送空間に送信する。一方、受信局NR<sub>1</sub>、NR<sub>2</sub>、…、NR<sub>L</sub>がそれぞれの送信信号S<sub>11</sub>、…、S<sub>KL</sub>を受信して送信情報b<sub>11</sub>、…、b<sub>KL</sub>を復調する。

【0012】図8は図7に示す送信局NT<sub>1</sub>の構成を示すブロック図である。

【0013】同図に示すように送信局NT<sub>1</sub>では送信情報b<sub>1j</sub>(x)を搬送波変調した後、拡散符号c<sub>1j</sub>によりスペクトラム拡散変調し、送信信号S<sub>1j</sub>を生成する。

(i=1、2、…、K, j=1、2、…、L) 図9は図7に示す受信局NR<sub>1</sub>の構成を示すブロック図である。

【0014】同図に示すように受信局NR<sub>1</sub>では送信信号S<sub>1j</sub>をまずスペクトラム拡散復調した後、搬送波復調して送信情報b<sub>1j</sub>(x)を再生する。

【0015】このように従来の多元接続による符号分割多重システムでは最大の同時接続時には伝送空間上にKL個の信号が重複されることになる。

【0016】スペクトラム拡散通信方式では同一周波数帯域での信号数が増加する程、所望の信号を復調する際の干渉波が多くなるため、受信信号の品質が劣化する問題点があり、多元接続数は限定される欠点がある。

【0017】また、上述の最大の同時接続時には、伝送空間上にKL個の信号が重複されるため、この時、系全体でKL個のスペクトラム拡散変調回路を要し、回路規模が大きくなる。

#### 【0018】

【発明が解決しようとする課題】上述したように、スペクトラム拡散通信方式では、同一周波数帯域での信号数が増加する程、所望の信号を復調する際の干渉波が多くなるため、受信信号の品質が劣化する問題点があり、多元接続数は限定される欠点があり、また、最大同時接続時には伝送空間上にKL個の信号が重複されるため系全体でKL個のスペクトラム拡散変調回路を要し、回路規模が大きくなるという問題があった。

【0019】本発明はこの様な従来の問題点に鑑みて成されたものであり、信号伝送の品質を高くしつつ、回路

規模を小さくすることのできる符号分割多重システムを提供することを目的とする。

#### 【0020】

【課題を解決するための手段】このような目的を達成するため本発明の符号分割多重通信システムは、少なくとも1つの送信局とこの送信局から送られる符号分割多重による信号を受信する受信局とを有する符号分割多重通信システムであって、前記送信局は、前記受信局に送信すべき情報と誤り検出あるいは誤り訂正のための情報を多重分離符号によって代数的に多重する代数的多重手段と、前記代数的多重手段によって多重された情報を伝送空間に出力する出力手段とを具備し、前記受信局は、前記伝送空間からの信号を受信する受信手段と、前記受信手段によって受信された信号を前記多重分離符号によって分離して前記送信すべき情報と前記誤り検出あるいは誤り訂正のための情報を再生する代数的分離手段と、前記代数的分離手段によって再生された前記誤り検出あるいは誤り訂正のための情報に基づいて前記送信すべき情報の誤り処理を実行する誤り処理手段とを具備することを特徴としている。

#### 【0021】

【作用】本発明では、送信端で複数の送信情報と誤り検出・訂正用の情報を、中国人剩余定理に基づき代数的に多重された情報を生成し伝送し、受信端では、多重された情報を代数的に分離し、送信端からの情報と誤り検出・訂正用の情報を再生し、伝送路で生じた誤りを、誤り検出・訂正用の情報を送信端と受信端の間で既知とすることにより、伝送路で生じた代数的に多重された情報の誤りを検出し訂正する。このため受信品質の良い符号分割による多元接続を、簡易な回路構成で提供できる。

#### 【0022】

【実施例】以下、本発明の実施例を図面を用いて説明する。

【0023】図1は本発明の一実施例である符号分割多重通信システムの構成を示すブロック図である。なお、101は代数的多重回路、102は搬送波変調回路をそれぞれ示している。また、103、104、105は搬送波復調回路、106、107、108は代数的分離回路を示している。

【0024】本発明では中国人剩余定理に基づく代数的な多重分離方式により符号分割多重通信を実現している。

【0025】なお、中国人剩余定理の他、既約多項式、GF(2)、ユークリッド整除法など、本実施例の説明で用いる数論と多項式代数の基礎は、例えば、“高速フーリエ変換のアルゴリズム”科学技術出版社(1989)の第2章に詳細に記されている。

【0026】なお、GF(2)は、元の数が2の有限体であり、既約多項式は、割り切れる多項式が存在しない多項式である。以下では一例としてGF(2)における

5

多項式及び演算を考えているが、GF(2)に限定されるものではない。

【0027】図1に示すように、この実施例では1個の送信ノード(NT)とL個の受信ノード(NR<sub>j</sub>:j=1, 2, …, L)とを伝送空間で接続した構成としている。送信ノードNTは受信ノードNR<sub>j</sub>の各々に対し、各1個の通信チャネルが設けられている。送信ノードNTから受信ノードNR<sub>j</sub>へ送信する2値データの固定長のブロック化された情報をb<sub>j</sub>(x)の多項式で表わす。さらに誤り検出・訂正用の1個の送信情報をb<sub>0</sub>(x)の多項式で表わす。

【0028】送信ノードNTではL個の送信情報b<sub>j</sub>(x)(j=1, 2, …, L)と、1個の誤り検出・訂正用の送信情報b<sub>0</sub>(x)を多重する。中国人剩余定理

$$T_j(x) = b_j(x) \cdot H_j(x) \quad \text{mod } f_j(x) \quad (1-1)$$

(j=0, 1, 2, …, L) 但し、H<sub>j</sub>(x)は次式を満足する多項式であり、ユークリッド整除法により導出※

$$H_j(x) F_j(x) = 1$$

(j=0, 1, 2, …, L) そして、以下の操作で、代数的に多重された情報B(x)を得る。

【0033】m<sub>j</sub>(x) = T<sub>j</sub>(x) · F<sub>j</sub>(x) (j=0, 1, 2, …, L) (1-5)

$$B(x) = m_0(x) + m_1(x) + m_2(x) + \cdots + m_L(x)$$

(1-6)

多重化された2値の送信情報B(x)は、搬送波変調が必要な場合は、任意の搬送波変調(例えば、PSKなど)を施し、送信信号Sを生成する。

【0034】受信ノードNR<sub>j</sub>では、送信ノードNTからの情報b<sub>j</sub>(x)(i=1, 2, …, K)と、誤り検出・訂正用の送信情報b<sub>0</sub>(x)(i=1, 2, …, K)を再生する。まず伝送路からの信号からB(x)を生成する。この際、信号が搬送波変調されている場合は、搬送波復調しB(x)を再生する。そして、b<sub>j</sub>(x) = B(x) mod f<sub>j</sub>(x) (i=1, ★

$$B(x) \stackrel{\sim}{=} B(x) + E(x)$$

となる。ここで、送信ノードで誤り検出・訂正情報b<sub>0</sub>(x)を多重した際の多重分離符号f<sub>0</sub>(x)で剩余演☆

$$\begin{aligned} B(x) \stackrel{\sim}{=} & B(x) + E(x) \quad \text{mod } f_0(x) \\ & = b_0(x) + E(x) \quad \text{mod } f_0(x) \\ & = b_0(x) + e(x) \end{aligned} \quad (1-10)$$

但し、

$$e(x) = E(x) \quad \text{mod } f_0(x) \quad (1-11)$$

を生成できる。

【0039】送信ノードが送信する誤り検出・訂正用の情報b<sub>0</sub>(x)の内容(符号パターン)を、受信ノードがあらかじめ既知とすると、再生したe(x)を検出できるため、誤りの発生が検出できる。

【0040】誤りの検出に対して、送信の停止、情報の再送要求、と情報の訂正の3つの対処法がある。1番目

6

\*理に基づく代数的多重分離法を以下に示す。

【0029】まず、b<sub>j</sub>(x)に多重分離符号f

j(x)を割り当てる。f<sub>j</sub>(x)(j=0, 1, 2, …, L)はb<sub>j</sub>(x)(j=0, 1, 2, …, L)よりも次数の高いGF(2)における互いに異なる既約多項式とする。ここで次の多項式を定義する

【0030】

$$F(x) = f_0(x) \cdot f_1(x) \cdot f_2(x) \cdots f_L(x) \quad (1-1)$$

10 F<sub>j</sub>(x) = F(x) / f<sub>j</sub>(x) (j=0, 1, 2, …, L) (1-2)

さらに、以下の操作で、送信情報b<sub>j</sub>(x)を変換する。

【0031】

$$T_j(x) = b_j(x) \cdot H_j(x) \quad \text{mod } f_j(x) \quad (1-3)$$

※される。

【0032】

$$m \cdot d \cdot f_j(x) \quad (1-4)$$

★2, …, K) (1-7) b<sub>0</sub>(x) = B(x) mod f<sub>0</sub>(x) (i=1, 2, …, K) (1-8) 20 により送信情報を再生する。ここでNR<sub>j</sub>以外のノードに送信された情報がNR<sub>j</sub>により解読されることはNR<sub>j</sub>にはf<sub>j</sub>(x)、f<sub>0</sub>(x)以外の多重分離符号を秘密にしておくことにより防止できる。

【0035】以上の操作により、任意のノード間の通信が実現され、所望の伝達先以外のノードによる解読は防止される。

【0036】次に、誤りの検出・訂正法を説明する。

【0037】伝送路で誤りが発生しなければ、伝送路から、多重情報B(x)を生成でき、それから誤りの無い情報を再生できる。

【0038】一方、伝送路で誤りが発生した場合、誤り情報を多項式E(x)で表すと、搬送波復調し生成される多重情報B(x)は

(1-9)

☆算をおこなうと、

$$B(x) \stackrel{\sim}{=} B(x) + E(x) \quad (1-10)$$

$$= b_0(x) + E(x) \quad \text{mod } f_0(x)$$

$$= b_0(x) + e(x) \quad (1-11)$$

の方法は、誤りの多い場合は、通信を停止するものである。2番目の方法は、誤りを発生した情報ブロックの再送要求を、送信ノードに行けばよい。3番目の方法は誤りを受信ノードで訂正するものである。

【0041】この3番目の方法について説明する。

【0042】e(x)からE(x)が求まれば、

7

$$B(x) = B(x) - E(x)$$

から、誤りを訂正でき、正しい多重情報  $B(x)$  を再生でき、さらに、正しい分離情報  $b_{ij}(x)$  を再生できる。ここで問題は、 $e(x)$  から式(1-11)の関係で定まる  $E(x)$  を導出し得るかどうかである。

【0043】  $E(x)$  が  $f_{ij}(x)$  よりも低次であれば、 $e(x)$  と  $E(x)$  は1対1の対応が成立し、 $e(x)$  から  $E(x)$  が求まるが、一般的に、 $E(x)$  は\*

$$f_{ij}(x) = x^4 + x + 1$$

の4次の既約多項式を一例として用いる。

【0045】 1ビット誤りは、多項式で

$$E(x) = 1, E(x) = x, E(x) = x^2, E$$

$$(x) = x^3, E(x) = x^4, E(x) = x^5, \dots \text{※}$$

$$E(x) = 1,$$

$$E(x) = x,$$

$$E(x) = x^2,$$

$$E(x) = x^3,$$

$$E(x) = x^4,$$

$$E(x) = x^5,$$

$$E(x) = x^6,$$

$$E(x) = x^7,$$

$$E(x) = x^8,$$

$$E(x) = x^9,$$

$$E(x) = x^{10},$$

$$E(x) = x^{11},$$

$$E(x) = x^{12},$$

$$E(x) = x^{13},$$

$$E(x) = x^{14},$$

8

(1-12)

\*  $f_{ij}(x)$  よりも高次であるため、 $e(x)$  と  $E(x)$  は1対1の対応が成立しない。そこで、誤りのパターンを限定する。

【0044】 1ブロック情報当たり、1ビットの誤りを仮定した場合を簡単な例を用いて説明する。ここで、 $b_{ij}(x)$  の多重分離符号として、

(1-13)

10※・で表される。

【0046】 (1-11)式、(1-13)式から、 $E(x)$  と  $e(x)$  の関係を求めるとき以下の様になる。

【0047】

$$e(x) = 1$$

$$e(x) = x$$

$$e(x) = x^2$$

$$e(x) = x^3$$

$$e(x) = x + 1$$

$$e(x) = x^2 + x$$

$$e(x) = x^3 + x^2$$

$$e(x) = x^3 + x + 1$$

$$e(x) = x^2 + 1$$

$$e(x) = x^3 + x$$

$$e(x) = x^2 + x + 1$$

$$e(x) = x^3 + x^2 + x$$

$$e(x) = x^3 + x^2 + x + 1$$

$$e(x) = x^3 + x^2 + 1$$

$$e(x) = x^3 + 1$$

(1-14)

以上のように、0次から14次までの1ビット誤りに対しては、 $E(x)$  と  $e(x)$  は1対1の対応がつき、誤り訂正が可能となる。

【0048】

$$E(x) = x^{15}, \quad e(x) = 1$$

(1-15)

となり、0次との違いが判別できなくなり誤り訂正不能となる。

【0049】 本発明の上述した実施例では図1に示す様に、送信ノード(NT)とL個の受信ノード(NR) :  $j = 1, 2, \dots, L$  の接続が可能となり、誤り訂正の効果により、高品質の情報伝送が実現される。

【0050】 つぎに本発明の他の実施例について説明する。

【0051】 図2はスペクトラム拡散と代数的多重分離を併用した符号分割多重による多元接続通信システムの構成を示すブロック図である。

【0052】 同図に示す様に、K個の送信ノード(NT<sub>i</sub> :  $i = 1, 2, \dots, K$ )とL個の受信ノード(NR<sub>j</sub> :  $j = 1, 2, \dots, L$ )とが伝送空間で多元接続される。各送信ノードNT<sub>i</sub>と各々の受信ノードNR<sub>j</sub>と

の間には1個の通信チャネルが設けられている。送信ノードNT<sub>i</sub>から受信ノードNR<sub>j</sub>へ送信する2値データの固定長のブロック化された情報を  $b_{ij}(x)$  の多項式で表わす、さらに誤り検出・訂正用の1個の送信情報を  $b_{i0}(x)$  の多項式で表わす。

【0053】 図3は図2に示す送信ノードNT<sub>i</sub>の構成を示すブロック図である。

【0054】 同図に示すように送信ノードNT<sub>i</sub> ( $i = 1, 2, \dots, K$ ) では  $j$  個の送信情報  $b_{ij}(x)$  ( $j = 1, 2, \dots, L$ ) と1個の誤り検出・訂正用の送信情報を

40  $b_{i0}(x)$  を多重する。図1に示す実施例と同様な中国 remainder 定理に基づく代数的多重分離法を以下に示す。

【0055】 まず、 $b_{ij}(x)$  に多重分離符号  $f_{ij}(x)$  を割り当てる。 $f_{ij}(x)$  ( $j = 0, 1, 2, \dots, L$ ) は  $b_{ij}(x)$  ( $j = 0, 1, 2, \dots, L$ ) よりも次数の高いGF(2)における互いに異なる既約多項式とする。ここで、次の多項式を定義する。

【0056】

$$F_{i1}(x) = f_{i0}(x) + f_{i1}(x) + f_{i2}(x) + \dots + f_{iL}(x) (2-1)$$

$$50 F_{i1}(x) = F_{i1}(x) / f_{i1}(x), (j = 0, 1, \dots, L)$$

9

2、…、L) (2-2) さらに、以下の操作で送信情報  $b_{ij}(x)$  を変換する。

$$T_{ij}(x) = b_{ij}(x) \cdot H_{ij}(x) \quad \text{mod} \quad f_{ij}(x) \quad (2-3)$$

(j = 0, 1, 2, …, L) 但し、 $H_{ij}(x)$  は次式を満足する多項式であり、ユークリッド整除法により導出※

$$H_{ij}(x) F_{ij}(x) = 1 \quad \text{mod} \quad f_{ij}(x) \quad (2-4)$$

そして以下の操作で代数的に多重された情報  $B_{ij}(x)$  を得る。

## 【0059】

$$m_{ij}(x) = T_{ij}(x) \cdot F_{ij}(x) \quad (j = 0, 1, 2, \dots, L) \quad (2-5) \quad B_{ij}(x) = m_{i0}(x) + m_{i1}(x) + m_{i2}(x) + \dots + m_{iL}(x) \quad (2-6)$$

多重化された2値の送信情報  $B_{ij}(x)$  を、搬送波変調の後、拡散符号  $c_i$  ( $i = 1, 2, \dots, K$ ) でスペクトラム拡散変調し、送信信号を  $S_i$  ( $i = 1, 2, \dots, K$ ) を生成する。

【0060】ここで、 $c_i$  ( $i = 1, 2, \dots, K$ ) はスペクトラム拡散変調回路に割り当てられた疑似ランダムな拡散符号であり、M系列符号、Gold符号などが一般的である。

【0061】図4は図2に示す受信ノードNR<sub>j</sub>の構成を示すブロック図である。

【0062】受信ノードNR<sub>j</sub> ( $j = 1, 2, \dots, L$ ) では図4に示すように送信ノードNT<sub>i</sub>からの情報  $b_{ij}(x)$  ( $i = 1, 2, \dots, K$ ) と、誤り検出・訂正用の送信情報  $B_{ij}(x)$  ( $i = 1, 2, \dots, K$ ) を再生する。まず伝送路からの信号を拡散符号  $c_i$  ( $i = 1, 2, \dots, K$ ) でスペクトラム拡散復調し、搬送波復調の後、 $B_{ij}(x)$  を生成する。そして、

$$b_{ij}(x) = B_{ij}(x) \quad \text{mod} \quad f_{ij}(x) \quad (i = 1, 2, \dots, K) \quad (2-7)$$

$$b_{i0}(x) = B_{ij}(x) \quad \text{mod} \quad f_{i0}(x) \quad (i = 1, 2, \dots, K) \quad (2-8)$$

により、送信情報を再生する。ここで、NR<sub>j</sub>以外のノードに送信された情報が、NR<sub>j</sub>により解読されることは、NR<sub>j</sub>には  $f_{ij}(x)$  ( $i = 1, 2, \dots, K$ )、 $f_{i0}(x)$  ( $i = 1, 2, \dots, K$ ) 以外の多重分離符号を秘密にしておくことにより防止できる。

【0063】以上の操作により、任意のノード間の通信が実現され、所望の伝達先以外のノードによる解読は防止される。

【0064】次に、誤りの検出・訂正法を説明する。

【0065】伝送路で誤りが発生しなければ、伝送路か★

$$f_{i0}(x) = x^4 + x + 1 \quad (i = 1, 2, \dots, K) \quad (2-13)$$

の4次の既約多項式を一例として用いる。

【0072】(2-11)式、(2-13)式から、式

## \* 【0057】

10

## 【0058】

$$\text{mod} \quad f_{ij}(x) \quad (j = 0, 1, 2, \dots, L) \quad (2-4)$$

★らの信号を、拡散符号  $c_i$  ( $i = 1, 2, \dots, K$ ) でスペクトラム拡散復調し、さらに、搬送波復調すると、多重情報  $B_{ij}(x)$  ( $i = 1, 2, \dots, K$ ) を生成でき、それから誤りの無い情報を再生できる。

【0066】一方、伝送路で誤りが発生した場合、誤り情報を多項式  $E_i(x)$  ( $i = 1, 2, \dots, K$ ) で表すと拡散符号  $c_i$  ( $i = 1, 2, \dots, K$ ) でスペクトラム拡散復調し、さらに搬送波復調し生成される多重情報  $B_{ij}(x)$  ( $i = 1, 2, \dots, K$ ) は、  
 $B_{ij}(x) = B_{ij}(x) + E_i(x) \quad (i = 1, 2, \dots, K) \quad (2-9)$

となる。ここで、送信ノードで誤り検出・訂正情報  $b_{i0}(x)$  を多重した際の多重分離符号  $f_{i0}(x)$  で剩余演算をおこなうと、

$$\begin{aligned} B_{ij}(x) &\quad \text{mod} \quad f_{i0}(x) \\ &= (B_{ij}(x) + E_i(x)) \quad \text{mod} \quad f_{i0}(x) \\ &= b_{i0}(x) + E_i(x) \quad \text{mod} \quad f_{i0}(x) \\ &= b_{i0}(x) + e_i(x) \quad (i = 1, 2, \dots, K) \end{aligned} \quad (2-10)$$

但し、 $e_i(x) = E_i(x) \quad \text{mod} \quad f_{i0}(x)$   
 $(i = 1, 2, \dots, K)$   
 $(2-11)$  を生成できる。

【0067】送信ノードが送信する誤り検出・訂正用の情報  $b_{i0}(x)$  ( $i = 1, 2, \dots, K$ ) の内容(符号パターン)を受信ノードがあらかじめ既知とすると再生した  $e_i(x)$  ( $i = 1, 2, \dots, K$ ) を検出できるため、誤りの発生を検出できる。

【0068】誤りの検出に対して、図1に示した実施例と同様に通信の訂正、情報の再送要求と情報の訂正の対処法がある。

【0069】誤りを受信ノードで訂正する方法を説明する。

【0070】 $e_i(x)$  から  $E_i(x)$  が求まれば、  
 $B_{ij}(x) = B_{ij}(x) - E_i(x) \quad (i = 1, 2, \dots, K) \quad (2-12)$  から、誤りを訂正でき、正しい多重情報  $B_{ij}(x)$  を再生でき、さらに、正しい分離情報  $b_{ij}(x)$  を再生できる。

【0071】図1に示す実施例と同様に、1ブロック情報当たり、1ビットの誤りを仮定した場合を示す。ここで  $b_{i0}(x)$  の多重分離符号として、

$$(2-13)$$

(1-15) と同様な  $E_i(x)$  と  $e_i(x)$  ( $i = 1, 2, \dots, K$ ) との関係が、0次から14次の1ビッ

11

ト誤りの誤り多項式において求められる。したがって、0次から14次までの1ビット誤りに対しては、 $E_i(x)$ と $e_i(x)$  ( $i = 1, 2, \dots, K$ ) は1対1の対応がつき、誤り訂正が可能となる。

【0073】一方、15次以上では、式(1-15)に示した例と同様に、誤り訂正不能となる。

【0074】以上で述べた本発明の本実施例では図2に示す様にK個の送信ノード ( $NT_i : i = 1, 2, \dots, K$ ) とL個の受信ノード ( $NR_j : j = 1, 2, \dots, L$ ) のランダムアクセスの多元接続が可能となり、誤り訂正の効果により高品質の情報伝送が実現される。

【0075】本実施例と従来のスペクトラム拡散通信方式とを比較する。

【0076】図7、図8、及び、図9に示す様なスペクトラム拡散のみで多元接続を実現した場合、送信情報 $b_{ij}(x)$ を搬送波変調の後、拡散符号 $c_{ij}$ でスペクトラム拡散変調し、送信信号 $S_{ij}(x)$ を生成する ( $i = 1, 2, \dots, K, j = 1, 2, \dots, L$ )。従って、最大の同時接続時には、伝送空間上にKL個の信号が重畠される。この時、系全体でKL個のスペクトラム拡散変調回路を要す。

【0077】一方、図2に示す本発明の実施例2では、まず、各送信ノードはL個の伝達先への情報を代数的に多重し、L倍の速度の多重情報を生成する。この後、スペクトラム拡散変調し、全ノードで計K個の送信信号を生成する。拡散符号速度を従来方式と同一とすると、処理利得は従来方式の $1/L$ となるが、最大接続時の伝送空間上の重畠された信号数も $1/L$ となり、受信ノードでの再生情報の品質は、系の伝送空間に混入する雑音や干渉波が存在しない場合は、従来方式と同一になる。

【0078】次に、伝送空間に重畠された信号電力が同一の条件での検討を加える。本実施例では信号数が従来方式の $1/L$ であるため、信号1個当たりの電力を大きくできるため、信号の伝送距離を増大し得る。さらに、系の伝送空間に混入する雑音や干渉波の存在が無視できない場合は、受信品質に関し、本実施例が優れる可能性がある。

【0079】また、本発明の図2に示す実施例はスペクトラム拡散変調回路の数が従来方式の $1/L$ となる。一方、代数的な多重分離回路を要するが、これらはシフトレジスタ、EX-ORなどのディジタル論理素子で構成されるため、低価格なLSI化が容易である。従って、回路規模に着目しても本実施例の方が有利である。

【0080】上述した実施例では誤り検出・訂正用の情報として1チャネルの情報ブロックを伝送したが1チャネルに限定されるものではなく、複数チャネル用いることができる。

【0081】例えば、各々個となった既約多項式をもつ複数チャネルの誤り検出・訂正用の情報を用いることに

12

より、複数ビットの誤り訂正が可能となる。

【0082】また上述した実施例では任意の局から任意の局へ各々1チャネルの情報を送信したが情報は1チャネルに限定されるものではなく、複数チャネルの情報に各々多重分離符号を割り当てることにより、より多くの情報を伝送し得る。

【0083】さらにスペクトラム拡散方式としては情報に拡散符号を乗算することにより広帯域に拡散する直接拡散方式を用いたが、周波数の切り替えにより情報を広帯域に拡散する周波数ホッピング方式を用いてもよい。

【0084】

【発明の効果】以上説明したように、本発明では、送信局で複数の送信情報と誤り検出・訂正用の情報を中国人剩余定理に基づいて代数的に多重された情報を生成して伝送する。一方、受信局では多重された情報を代数的に分離し、送信端からの情報と誤り検出・訂正用の情報を再生する。伝送路で生じた誤りは誤り検出・訂正用の情報を送信局と受信局の間で既知として伝送路で生じた代数的に多重された情報の誤りを検出し訂正することにより受信品質の良い符号分割による多元接続を簡易な回路構成で提供できる。

【図面の簡単な説明】

【図1】本発明の一実施例である符号分割多重通信システムの構成を示すブロック図である。

【図2】スペクトラム拡散と代数的多重分離を併用した符号分割多重による多元接続通信システムの構成を示すブロック図である。

【図3】図2に示す送信ノード $NT_i$ の構成を示すブロック図である。

【図4】図2に示す受信ノード $NR_j$ の構成を示すブロック図である。

【図5】従来のスペクトラム拡散通信システムの構成を示すブロック図である。

【図6】図5における各部の信号のスペクトラムを示す図である。

【図7】従来の多元接続による符号分割多重システムの構成を示すブロック図である。

【図8】図7に示す送信局 $NT_i$ の構成を示すブロック図である。

【図9】図7に示す受信局 $NR_j$ の構成を示すブロック図である。

【符号の説明】

$NT \cdots$ 送信ノード

$NR_1, \dots, NR_j, \dots, NR_L \cdots$ 受信ノード

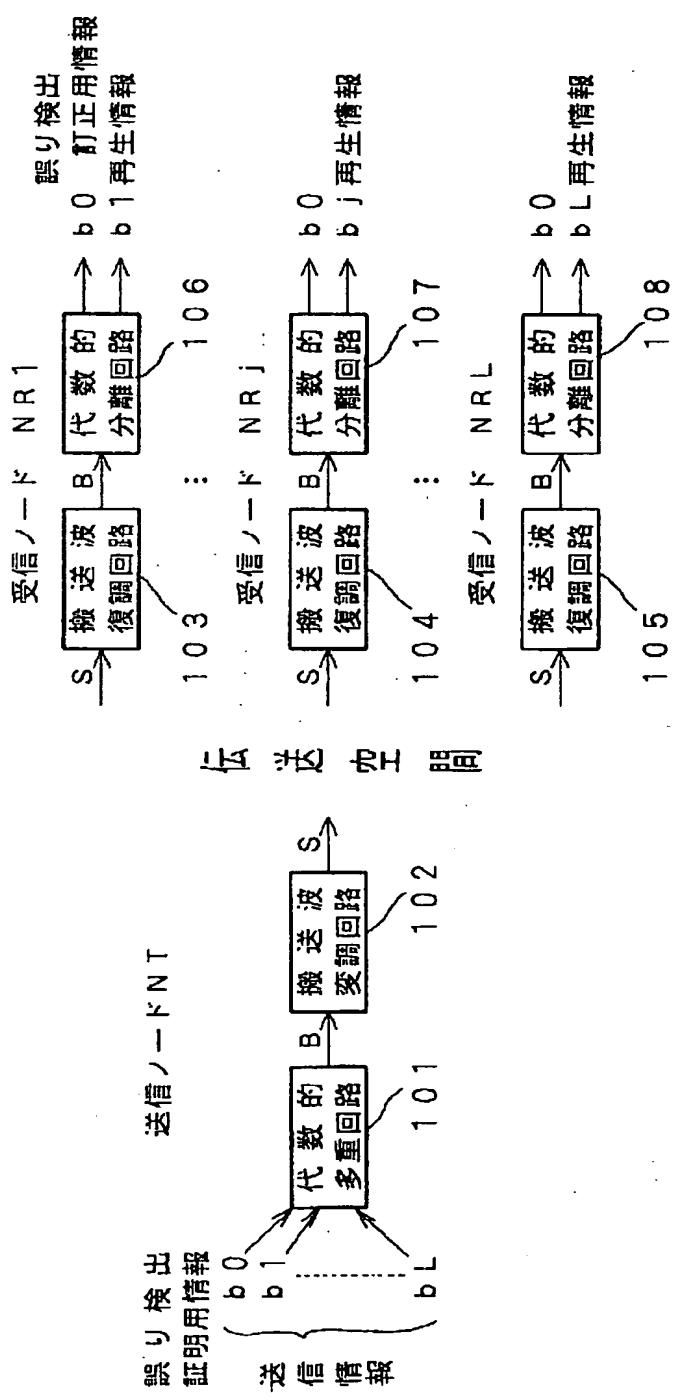
101 …代数的多重回路

102 …搬送波変調回路

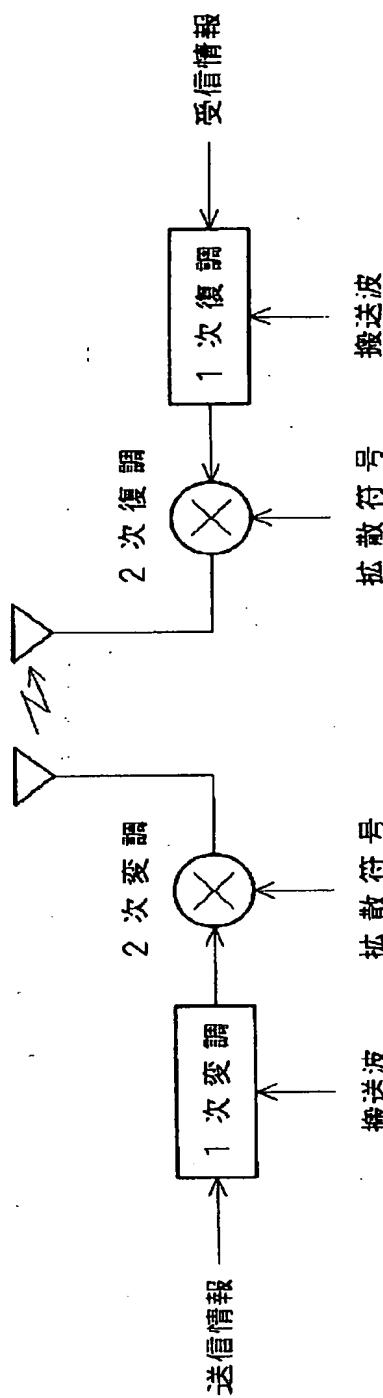
103, 104, 105 …搬送波復調回路

106, 107, 108 …代数的分離回路

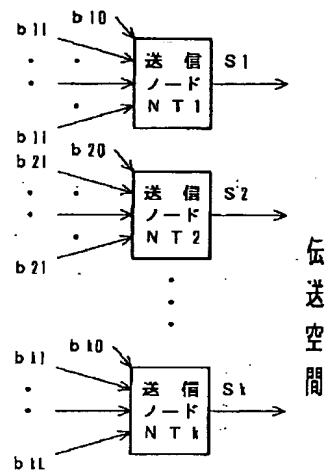
【図1】



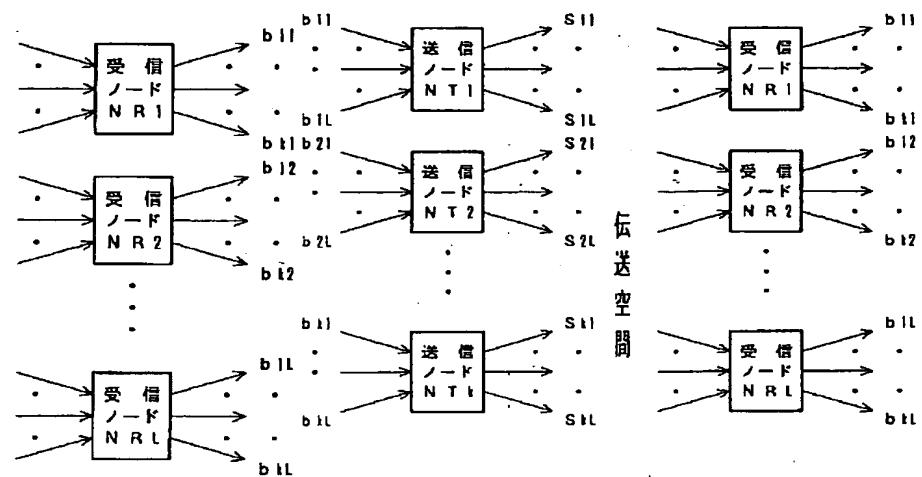
[図5]



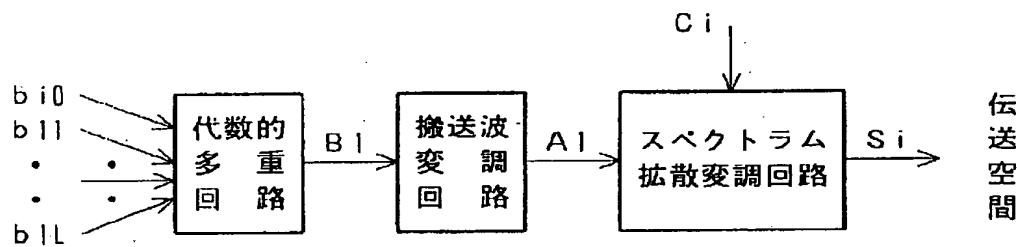
【図2】



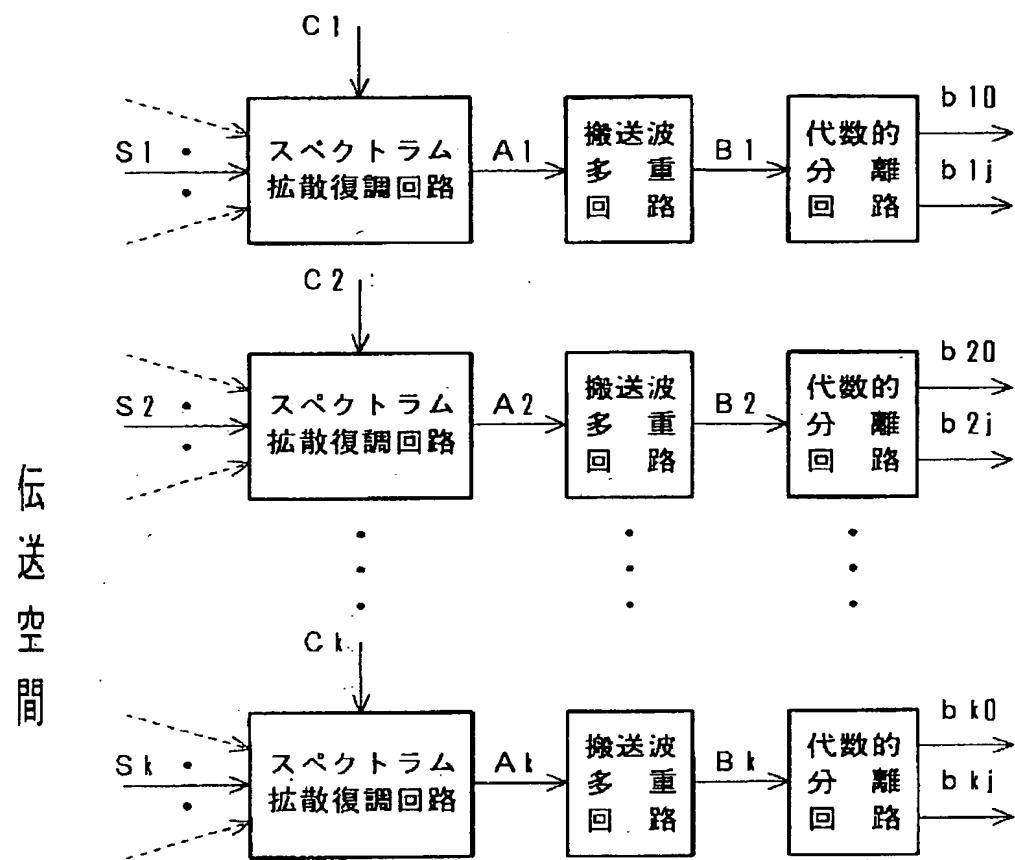
【図7】



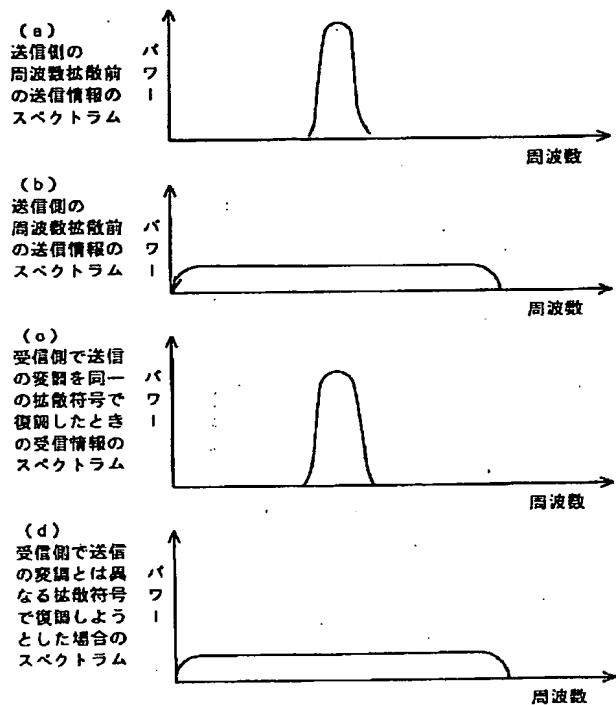
【図3】



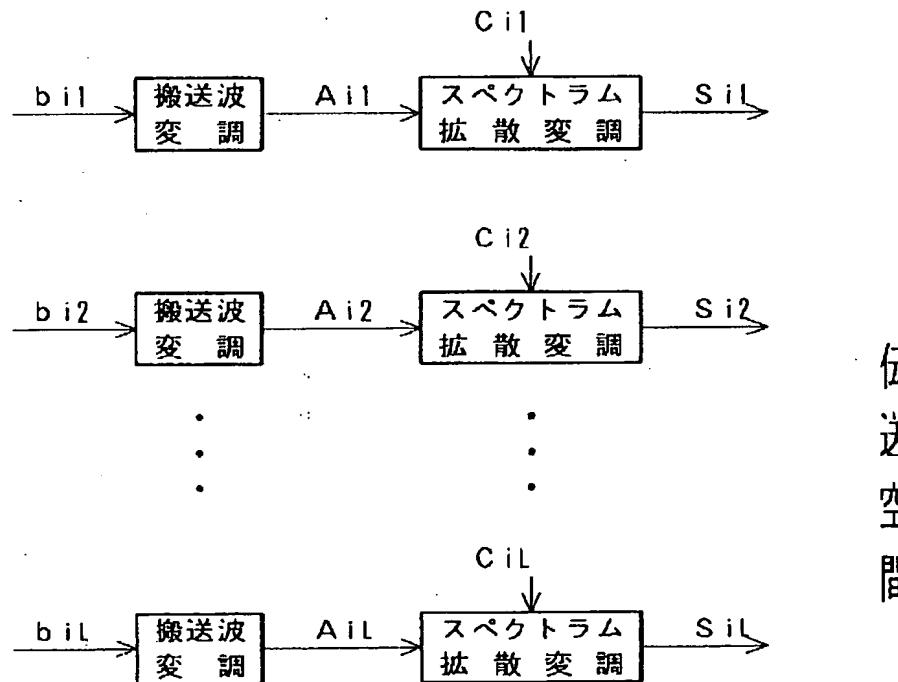
【図4】



【図6】



【図8】



【図9】

